

## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-086418  
 (43)Date of publication of application : 30.03.1999

(51)Int.Cl. G11B 19/02  
 G11B 7/00  
 G11B 19/12  
 G11B 27/00

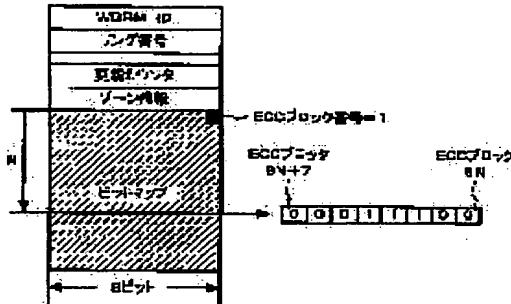
(21)Application number : 09-250712 (71)Applicant : SONY CORP  
 (22)Date of filing : 16.09.1997 (72)Inventor : MITSUNE NORICHIIKA

## (54) RECORDER, RECORDING METHOD AND DISK-SHAPED RECORDING MEDIUM

## (57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To efficiently execute the processing for reproducing a reloadable disk by a drive for a read-only disk.

SOLUTION: WBBMs are recorded in the lead-in area of the reloadable disk. The WBBMs are a bit map indicating recorded/unrecorded at every block which is an unit of recording and reproducing. The drive of the read-only disk is subjected to finalization to record dummy data in the periphery of the recorded blocks in order to enable seeking and to stabilize servo. At this time, the efficiency of the processing may be improved by referencing the WBBMs. The plural WBBMs are formed to a ring structure and the WBBMs are successively updated, by which the concentration of the writing to the same area is prevented and in addition, the compensation for the destruction of the WBBMs by a power interruption, etc., is made possible. The latest WBBMs may be indicated by the value of an updating counter.



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 20.04.2004

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's

BEST AVAILABLE COPY

[decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平11-86418

(43)公開日 平成11年(1999)3月30日

(51)Int.Cl.<sup>6</sup>  
G 11 B 19/02  
7/00  
19/12  
27/00

識別記号  
5 0 1

F I  
G 11 B 19/02  
7/00  
19/12  
27/00

5 0 1 B  
K  
5 0 1 N  
D  
D

審査請求 未請求 請求項の数15 OL (全 18 頁)

(21)出願番号 特願平9-250712

(22)出願日 平成9年(1997)9月16日

(71)出願人 000002185

ソニー株式会社

東京都品川区北品川6丁目7番35号

(72)発明者 三根範親

東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー  
株式会社内

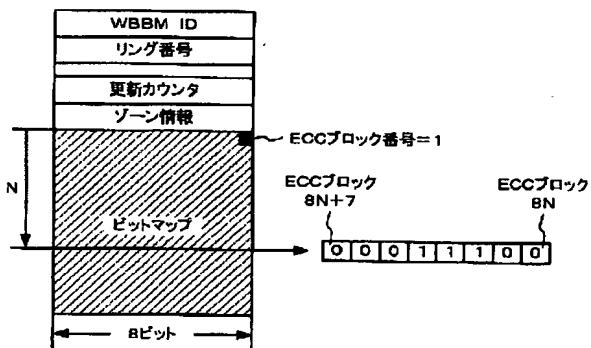
(74)代理人 弁理士 杉浦正知

(54)【発明の名称】記録装置、記録方法およびディスク状記録媒体

(57)【要約】

【課題】書き換え可能なディスクを読み出し専用ディスクのドライブにより再生するための処理を効率的に行う。

【解決手段】書き換え可能なディスクのリードインエリアにW B B Mを記録する。W B B Mは、記録再生の単位であるブロック毎に記録済／未記録を示すビットマップである。読み出し専用ディスクのドライブがシークを可能とし、サーボを安定するために、記録済のブロックの周辺にダミーデータを記録するファイナリゼーションがなされる。このときに、W B B Mを参照することによって、処理の効率を向上できる。複数のW B B Mをリング構造とし、W B B Mを順に更新することによって、同一エリアへの書き込みの集中を防止でき、また、停電等原因によるW B B Mの破壊に対する補償が可能となる。更新カウンタの値で、最新のW B B Mを示すことができる。



## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 ユーザデータが記録されるエリアと、管理用エリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体の記録装置において、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなるビットマップを作成し、上記ビットマップをディスク状記録媒体の上記管理用エリアに記録し、サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を再生信号から得るようにされた、読み出し専用のディスク状媒体を再生する再生装置によって、書き換え可能なディスク状記録媒体を再生することを可能するために、上記ビットマップを参照して、記録済のデータの周辺の未記録エリアに上記サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を含む所定量のデータを付加する処理を行うようにしたことを特徴とする記録装置。

【請求項2】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップを複数個用意し、複数個の上記ビットマップのそれぞれに対して更新回数を示す更新カウンタの値を付随させ、上記複数個のビットマップを順次書き換えると共に、書き換える上記ビットマップに付随する上記更新カウンタの値を更新回数を示すものに書き換えることを特徴とする記録装置。

【請求項3】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップを複数個用意し、複数個の上記ビットマップを同時に書き換える多重書きを行うことを特徴とする記録装置。

【請求項4】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップとペアでユーザデータ用のビットマップを備え、上記ユーザデータ用のビットマップが記録再生のデータ単位毎に、ユーザデータが記録済か未記録かを示すことを特徴とする記録装置。

【請求項5】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップは、ユーザデータ用のビットマップを備え、上記ユーザデータ用のビットマップが記録再生のデータ単位毎に第1および第2のビットを有し、上記第1および第2のビットの一方が上記データ単位毎に記録済か未記録かを示し、上記第1および第2のビットの他方が上記データ単位毎にユーザデータが記録済か未記録かを示すことを特徴とする記録装置。

【請求項6】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップと対応するビットマップデータを保持するメモリを有し、ライト動作毎に上記メモリ上の上記ビットマップデータを書き換え、ライト動作およびリード動作がなされていない所定のタイミングにおいて、上記ビットマップデータを上記管理用エリアに記録する、更新処理を行うことを特徴とする

## 記録装置。

【請求項7】 請求項6の記録装置において、上記所定のタイミングが上記ディスク状記録媒体のイジエトク時であることを特徴とする記録装置。

【請求項8】 請求項6の記録装置において、上記所定のタイミングがフラッシュキャッシュ時であることを特徴とする記録装置。

【請求項9】 請求項6の記録装置において、上記所定のタイミングが外部から暫くの期間コマンドが到来しないバックグラウンド時であることを特徴とする記録装置。

【請求項10】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップを参照して、記録済のデータの周辺の未記録エリアをリストアップし、リストアップされた未記録エリアをリードして、未記録を検査した後に、上記サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を含む所定量のデータを未記録が確認されたエリアに対して記録することを特徴とする記録装置。

【請求項11】 請求項1の記録装置において、上記ビットマップを参照することによって、記録済であることを示すエリアに続く部分的エリアに対して、未記録か否かをライト動作に先行して検査することを特徴とする記録装置。

【請求項12】 請求項11の記録装置において、検査によって未記録であることが確認されたエリアに対して、リードモディファイライトのリード動作を省略し、ライト動作を行うことを特徴とする記録装置。

【請求項13】 ユーザデータが記録されるエリアと、管理用エリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体に対する記録方法において、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなるビットマップを作成するステップと、上記ビットマップをディスク状記録媒体の上記管理用エリアに記録するステップと、サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を再生信号から得るようにされた、読み出し専用のディスク状媒体を再生する再生装置によって、書き換え可能なディスク状記録媒体を再生することを可能するために、上記ビットマップを参照して、記録済のデータの周辺の未記録エリアに上記サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を含む所定量のデータを付加する処理を行うステップとからなることを特徴とする記録方法。

【請求項14】 ユーザデータが記録される第1の書き換え可能なエリアと、管理用の第2の書き換え可能なエリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体であって、

サーボ情報および位置情報の少なくも一方が予めウォーリング情報としてウォーリンググループに記録され、上記第2の書き換え可能なエリアに対して、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなる

ピットマップが記録されていることを特徴とするディスク状記録媒体。

【請求項15】 請求項14において、

さらに、上記第1および第2の書き換え可能なエリア内の記録済のデータの周辺に、データが付加されたことを特徴とするディスク状記録媒体。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】この発明は、光ディスク等に適用することが可能な記録装置、記録方法およびディスク状記録媒体に関する。

【0002】

【従来の技術】ディスク状記録媒体例えばDVDには、その特性によって、書き換え可能（リライタブル）な媒体（DVD+RW）と読み出し専用の媒体（DVD-ROM）との2種類の媒体が存在する。両者とも類似した物理フォーマットのものであり、DVD+RWをDVD-ROMドライブにより再生できることが好ましい。DVD+RWのドライブとDVD-ROMドライブとの間では、スピンドルサーボのための信号、並びに媒体上の位置信号（アドレス）の取得の仕方が異なっている。DVD+RWは、予めディスク上にエンボスとして刻まれたウォブリンググループを有しており、ウォブリンググループの再生信号からスピンドルサーボ用の信号および位置信号を得ている。一方、DVD-ROMは、かかるウォブリンググループを持たず、ディスクの再生データから分離したフレーム同期信号およびアドレス信号から位置信号を得ている。

【0003】DVD+RWをDVD-ROMのドライブで再生するために、DVD+RWのデータ中にもフレーム同期信号および位置信号が挿入されている。しかしながら、記録データの前または後に未記録部分があるDVD+RWは、DVD-ROMドライブにより再生することが困難である。具体的には、フレーム同期信号が再生できないために、スピンドルサーボを安定にかけることができず、また、所望のセクタをリードするためのシーク動作が不可能である。

【0004】シーク動作は、多数のトラックをジャンプするコースサーボと、目標位置付近で所望のセクタを捕捉するファインサーボが組み合わされてなされる。ディスクの偏心のために、目標のトラックにジャンプする時でも、数十～数百トラックのずれが生じるのが普通であり、若し、ジャンプした先のディスク上の位置が未記録エリアであると、目標トラックに到達することができなくなる。従って、シーク動作の場合では、目標のセクタの周辺にフレーム同期信号および位置信号を含むデータが記録されている必要がある。

【0005】このように、DVD+RWをDVD-ROMドライブにより再生することを可能とするために、DVD+RWの記録済のデータの前または後にダミーデー

タが記録されている状態にする必要がある。そのための処理は、ファイナリゼーションと称される。ファイナリゼーションを行う方法としては、次の二つの方法が考えられる。

【0006】一つの方法は、ファイルシステムの分析による方法である。一般的に、ファイルシステムは、ユーザーエリアのアロケーションのためスペースピットマップを持っており、DVDで使われるUDFでは、スペースピットマップと各ファイルの各エントリーが記録済／未記録かの情報を持っている。従って、ファイルシステムを分析すれば、どこにユーザーデータが書かれていて、どこにダミーデータを書込むべきかを知ることができる。この方法は、ホストのコンピュータのアプリケーションソフトウェアにより行われる。

【0007】他の方法は、ブランク検出による方法である。この方法では、実際にDVD+RWの全てのブロックをリードしてみて、読めれば記録済みとする。若し読めない場合、ドライブのハードウェアにおいて、RF信号がない（すなわち、記録されていない）か、記録されているが再生できないかを判断する。RF信号が得られない場合、明らかに未記録であるので、ダミーデータを記録する。RF信号が得られているにもかかわらず、リードできない場合、ECCエラーの量等を考慮して、そのままにするか、またはダミーデータをオーバーライトするかを決定する。この処理はドライブ内部で行う。

【0008】

【発明が解決しようとする課題】ファイルシステムの分析による方法は、ディレクトリー／ファイルの数が少ないと、効率的であるが、ディレクトリー／ファイルの数が数千にもなってくると処理に時間がかかるようになり、効率的でない。また、UDF以外のファイルシステムでは、アロケーション情報のみなのでこの方法を使えない。ファイルシステムによって、この方法の使用可能性が制限される。ブランク検出による方法は、ファイルシステムを選ばない。しかしながら、ディスク上の全てのブロックをリードするために、処理時間が長い欠点がある。

【0009】さらに、上述した二つの方法以外に、フォーマット時にサーティフィケーションを義務付けることも考えられる。サーティフィケーションでは、ディスクの全面にサーティフィケーションパターンを記録し、このデータを再生することにより、ディスク上の欠陥の有無が検査される。従って、全面にサーティフィケーションパターンを記録すれば、未記録領域が存在しないので、ファイナリゼーションそのものが不要になる。しかし、DVD+RWは、記録容量が大きいため、サーティフィケーションも1時間程度要し、効率的でなく、ユーザに対してこのサーティフィケーションを義務づけることは、問題がある。

【0010】従って、この発明の目的は、ファイルシス

テムに依存せず、また、迅速にファイナリゼーションを行うことが可能な記録装置、記録方法およびディスク状記録媒体を提供することにある。

【0011】

【課題を解決するための手段】請求項1の発明は、ユーザデータが記録されるエリアと、管理用エリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体の記録装置において、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなるビットマップを作成し、ビットマップをディスク状記録媒体の管理用エリアに記録し、サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を再生信号から得るようになされた、読み出し専用のディスク状媒体を再生する再生装置によって、書き換え可能なディスク状記録媒体を再生することを可能とするために、ビットマップを参照して、記録済のデータの周辺の未記録エリアにサーボ情報および位置情報の少なくとも一方を含む所定量のデータを付加する処理を行うようにしたことを特徴とする記録装置である。

【0012】請求項13の発明は、ユーザデータが記録されるエリアと、管理用エリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体に対する記録方法において、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなるビットマップを作成するステップと、ビットマップをディスク状記録媒体の管理用エリアに記録するステップと、サーボ情報および位置情報の少なくとも一方を再生信号から得るようになされた、読み出し専用のディスク状媒体を再生する再生装置によって、書き換え可能なディスク状記録媒体を再生することを可能とするために、ビットマップを参照して、記録済のデータの周辺の未記録エリアにサーボ情報および位置情報の少なくとも一方を含む所定量のデータを付加する処理を行うステップとからなることを特徴とする記録方法である。

【0013】請求項14の発明は、ユーザデータが記録される第1の書き換え可能なエリアと、管理用の第2の書き換え可能なエリアとを有する書き換え可能なディスク状記録媒体であって、サーボ情報および位置情報の少なくとも一方が予めウォブリング情報としてウォブリンググループに記録され、第2の書き換え可能なエリアに対して、記録再生のデータ単位毎に記録済か未記録かを示すビットからなるビットマップが記録されていることを特徴とするディスク状記録媒体である。

【0014】記録再生のデータ単位であるブロック毎にそのブロックが記録済か未記録かを示すビットの集合である、ビットマップがディスク上の管理用領域に記録される。従って、ファイナリゼーションを行う時には、このビットマップを参照することで、ファイナリゼーションデータ(ダミーデータ)を記録することができる。ファイルシステムに依存せず、また、迅速にファイナリゼーションを行うことができ、さらに、ユーザに対してサーティフィケーションを義務づける必要がない。

【0015】

【発明の実施の形態】以下、この発明の一実施形態について図面を参照して説明する。この一実施形態は、書き換え可能な光ディスクとして、相変化型ディスクを用いる。より具体的には、直径が120mm、ディスク厚みが0.6mmの2枚張り合わせディスクが使用される。また、ディスク上には、予めウォブリンググループがエンボス(凹凸形状)として形成されている。ウォブリンググループは、後述するように、アドレス(位置信号)をF M変調した信号によりウォブリングされ、ウォブリンググループの再生信号からスピンドルサーボ用の信号、並びにディスク上の絶対アドレスを抽出できる。

【0016】また、ディスクは、CAV(角速度一定)で回転され、これに応じてグループに含まれるアドレスがCAVデータとなる。データは、グループ内に記録するグループ方式が採用される。また、データは、ディスク上で線密度一定(C LD: Constant Linear Density)で記録される。線密度は、0.35μm/ビットとされる。但し、線密度範囲としては、ある幅が設定され、多数のゾーンにディスク上のリライタブルエリアが分割され、各ゾーン内で線密度が規定される。このようなディスクは、DVD+RWと称される。しかしながら、この発明は、かかるDVD+RWに限定されず、グループおよびランドに記録する方式のディスク、光磁気記録(MO)ディスク等の光ディスクに対しても適用できる。

【0017】図1を参照して、DVD+RW等の書き換え可能な光ディスクのドライブの概略について説明する。図1において、1が例えば相変化型の光ディスクを示す。光ディスク1は、スピンドルモータ2によって、CAVで回転駆動される。光ディスク1にデータを記録し、また、データを光ディスク1から再生するために、光ピックアップ3が設けられている。

【0018】外部のホストプロセッサ10からのデータがインターフェース4を介してドライブに供給される。インターフェース4には、コントローラ5が接続され、コントローラ5には、バッファメモリ6が接続されている。バッファメモリ6は、ライトデータまたはリードデータを保持する。ライトデータがコントローラ5からエンコーダ7に供給される。エンコーダ7では、ライトデータがセクタ構造に変換され、また、16個のセクタからなるECCブロック毎にエラー訂正符号の符号化がなされ、さらに、フレーム同期信号およびリンクセクションが付加されることで、フレーム構造のデータに変換される。

【0019】フレーム構造のデータが記録系8に供給される。記録系8では、デジタル変調等の処理がされる。記録系8からの記録データがレーザドライブ9に供給される。レーザドライブ9では、光ディスク1に対して記録データを記録するための所定のレベル関係を有するドライブ波形が生成される。レーザドライブ9の出力

が光ピックアップ3に対して供給され、データが記録される。

【0020】光ディスク1上のデータを光ピックアップ3が再生し、フォトディテクタにより検出された信号が增幅回路11に供給される。增幅回路11の出力信号が再生系12およびサーボシステム14に供給される。增幅回路11では、フォトディテクタの検出信号を演算して、RF信号、トラッキングエラー信号、フォーカスエラー信号が生成される。RF信号が再生系12に供給され、トラッキングエラー信号、フォーカスエラー信号がサーボシステム14に供給される。

【0021】再生系12では、デジタル復調の処理等の処理を行う。また、ウォブリンググループの再生信号を処理してアドレスを復調する。分離されたフレーム同期信号およびアドレスがサーボシステム14に供給される。サーボシステム14は、光ピックアップ3に対するトラッキングサーボおよびフォーカスサーボを行い、また、スピンドルサーボを行い、さらに、光ピックアップ3のディスク径方向の移動を制御するスレッドサーボを行う。

【0022】再生系12からの再生データがデコーダ13に供給される。デコーダ13では、エラー訂正符号の復号（すなわち、エラー訂正）、セクタ構造へ再生データを分解する処理等がなされる。デコーダ13の再生データがコントローラ5に供給され、バッファメモリ6に格納される。ホストプロセッサ10からのリードコマンドが受け付けられると、リードデータがインターフェース4を介してホストプロセッサ10に対して転送される。

【0023】ドライブ全体の動作を制御するために、CPU21が設けられている。CPU21に対してバス22を介してRAM23およびプログラム格納用のROM24が接続される。また、バス22には、再生系12からの再生アドレスが供給される。さらに、コントローラ5がバス22に接続されている。

【0024】書き換え可能な光ディスク1の一例について説明する。図2にディスクの内周側（リードイン）から外周側（リードアウト）までのエリア構造を示す。この構造図の左側には半径位置を、右側には絶対アドレスの値を16進表記（この表記は、hの付加で表す）で付記している。

【0025】最内周側（半径位置22.6mm～24.0mm）および最外周側（半径位置58.00mm以上）の斜線を付した部分はエンボスピットが記録されたエリアとされる。このエンボスエリア（ROMエリアとも呼ばれる）には、オール「00h」のデータ以外には、絶対アドレス「2F000h」の位置からリファレンスコードが2ECCブロック分記録され、また絶対アドレス「2F200h」の位置からコントロールデータが186ブロック記録される。ECCブロックとは、エ

ラー訂正ブロックを構成する単位であり、32Kバイト（=2Kバイト×16）のデータ毎にエラー訂正符号のパリティが付加されて形成される。

【0026】コントロールデータおよびリファレンスコードは、原盤製造のためのカッティングの際に記録され、読み出し専用のピットデータとなる。コントロールデータには、光ディスクの物理的な管理情報などが記録される。

【0027】半径位置24.0mmから58.0mmまでの領域、つまりエンボスエリア以外の領域は、グループによるトラックが形成されたリライタブルエリア（グループエリア）となる。このうちユーザーがデータ記録に用いることができるユーザエリアは、半径位置24.19mm～57.9mmの領域であり、絶対アドレスでいえば31000h～1A0EBFhまでとなる。

【0028】このユーザエリアの内周側およびその外周側のリライタブルエリアには、ガードゾーン、ディスクテストゾーン、ドライブテストゾーン、DMA（ディフェクトマネージメントエリア）が設けられる。ガードゾーンは、ディスクテストゾーンやDMAに対する書き込み際にライトロックの同期をとるためのエリアとして設けられている。ディスクテストゾーンは、ディスクコンディションのチェックのために設けられている。ドライブテストゾーンは記録再生ドライブ状況のチェックに用いられる。

【0029】DMAとして、ディスク内周側にはDMA1、DMA2が、またディスク外周側にはDMA3、DMA4が設けられる。DMA1～DMA4はそれぞれ同一の内容が記録される。このDMAにはレコードブルエリア上の欠陥状況の検出結果およびその交代セクタの情報が記録される。記録再生動作がDMAの内容を参照して行われることで、欠陥領域を回避した記録再生を行うことができる。リライタブルエリア内のユーザエリアを除いた内周側のエリアと、最内周側のエンボスエリアとにより、管理用エリアとしてのリードインエリアが構成される。

【0030】光ディスク1において、エンボスエリア以外のグループエリアでは、ウォブリンググループによりトラックが予め形成されており、また、そのウォブリンググループが絶対アドレスを表現している。従って、記録再生装置は、グループの再生信号から絶対アドレス等の情報を得ることができる。

【0031】図3は、光ディスク1のグループ構造例を示している。図3Aに示すように、光ディスク1のグループエリアには、プリグループ1aがスパイラル状に内周から外周に向かって予め形成されている。もちろん、このプリグループ1aは、同心円状に形成することも可能である。

【0032】また、このプリグループ1aは、図3Bにその一部を拡大して示すように、その左右の側壁が、ア

ドレス情報に対応してウォブリングされる。つまり、アドレスに基づいて生成されたウォブリング信号に対応する所定の周期でウォブリングしている。グループ1 aとその隣のグループ1 aの間はランド1 bとされ、データがグループ1 aに記録される。従って、トラックピッチは、グループ1 aの中心とその隣のグループ1 aの中心までの距離となり、トラックピッチが例えば0.8 μmとされる。そしてグループ幅（グループ1 aの底面部の幅）は、例えば0.48 μmとされ、グループ1 aの幅がランド1 bの幅よりも広くされる。

【0033】グループ1 aのウォブリング量は、ウォブル振幅WWの値として規定される。例えばこのウォブル振幅WWは12.5 nmとされている。なおグループ上では或る周期の間隔で瞬間にウォブル量が大きくなり、それがファインクロックマークとされる。この部分では、ウォブル振幅が例えば25～30 nm程度となる。

【0034】1つのトラック（1周のトラック）は、複数のウォブリングアドレスフレームを有している。ウォブリングアドレスフレームは、ディスクの回転方向に8分割され、それぞれがサーボセグメント（segment 0～segment 7）とされている。1つのサーボセグメント（以下単にセグメントという）には、絶対アドレスを主とする48ビットの情報が含まれ、1セグメントあたりのウォブリングは360波とされている。

【0035】また、ファインクロックマークがウォブリンググループ上に等間隔で形成される。このクロックマークは、データの記録時の基準クロックをPLL回路で生成するために用いられる。ファインクロックマークは、ディスク1回転あたり96個形成されており、従って、1セグメントあたり12個のファインクロックマークが形成される。

【0036】各セグメント（segment 0～segment 7）としての各ウォブリングアドレスフレームは、図4に示す構成を有する。48ビットのウォブリングアドレスフレームにおいて、最初の4ビットは、ウォブリングアドレスフレームのスタートを示す同期信号（Sync）とされる。この4ビットの同期パターンは、8チャンネルビットで4ビットデータを形成するバイフェーズデータとされている。次の4ビットは、複数の記録層のうちいずれの層であるか、もしくはディスクがどのような層構造であるかを表すレイヤー情報（Layer）とされている。

【0037】次の20ビットはディスク上の絶対アドレスとしてのトラックアドレス（トラックナンバー）とされる。さらに次の4ビットはセグメントナンバーを表す。セグメントナンバーの値はsegment 0～segment 7に対応する「0」～「7」の値であり、つまりこのセグメントナンバーはディスクの円周位置を表す値となる。次の2ビットはリザーブとされ、ウォブリ

ングアドレスフレームの最後の14ビットとしてエラー検出符号（CRC）のコードが付加される。また、上述したように、ウォブリングアドレスフレームにはファインクロックマークが等間隔で形成される。

【0038】データのリード/ライトは、ECCブロック単位でなされる。1セクタは、例えば2Kバイトとされ、1ブロックが32Kバイトのサイズとされる。図5は、1セクタの構造を示す。1セクタはその先頭から順にデータID（4バイト）、IED（2バイト）、リザーブエリア（6バイト）、ユーザデータ（2048バイト=2Kバイト）、EDC（4バイト）が配置された、合計2064バイトのサイズを有している。

【0039】データIDには、ウォブリンググループによるアドレスと対応するアドレス、すなわち、トラックナンバーおよびセクタナンバーが含まれる。IEDは、データIDに対するエラー検出用のパリティ（例えばCRC）である。EDCは、光ディスク1から再生され、エラー訂正等の処理が終了した後に、最終的にユーザデータにエラーがあるかどうかをチェックするためのエラー検出用のパリティ（例えばCRC）である。

【0040】図5に示す構成のセクタが16セクタ集められて、図6に示すECCブロックが構成される。1セクタが2064バイトであり、これは、(172バイト×12)のデータサイズである。従って、図6に示すように、それが172バイト×12に並び変えられたセクタを縦に16個並べることによって、(172バイト×192(=12×16))のデータ配列が形成される。そして、この192×172バイトのユーザデータに対して、積符号の符号化がなされる。すなわち、各行の172バイトのデータに対して内符号（例えばリードソロモン符号）の符号化がされ、10バイトの内符号のパリティ（PI）が生成され、また、各列の192バイトのデータに対して外符号（例えばリードソロモン符号）の符号化がされ、16バイトの外符号のパリティ（PO）が生成される。

【0041】さらに、182バイト×208(=(172+10)×(192+16))にブロック化されたデータのうち、182バイト×16の外符号のパリティ（PO）は、16個の182バイト×1のデータに区分され、図7に示すように、番号0乃至番号15の16個のセクタデータ（182バイト×12のサイズ）のそれぞれの下に1個ずつ付加されるように、インタリープされる。そして、積符号の符号化の後では、外符号のパリティPOを含む13(=12+1)×182バイトのデータが1セクタのデータとして扱われる。

【0042】さらに、図7に示す182バイト×208のデータをディスク上に記録する場合では、図8に示すような伝送フレームの構造とされる。すなわち、各行の182バイトが91バイトずつに2等分され、208(row)×2(フレーム)のデータとされる。この2

08×2フレームの各データの先頭に、13 (row) ×2 (フレーム) のリンクセクション (リンクエリアのデータ) が付加される。より正確には、26フレーム分のリンクセクションのデータの一部が前ブロックの最後に記録され、残りが現ブロックの先頭に記録される。

【0043】91バイトのフレームデータの先頭には、さらに2バイトのフレーム同期信号 (FS) が付加される。その結果、図8に示すように、1フレームのデータは合計93バイトのデータとなり、合計221 (row) ×93×2バイト、すなわち、442フレームのブロックのデータとなる。これが、1ブロック (記録/再生の単位) 分のデータとなる。そのオーバヘッド部分を除いた実データ部の大きさは、32Kバイト (=2048×16/1024Kバイト) となる。

【0044】以上のように、この一実施形態の場合では、1ブロックが16セクタにより構成され、1セクタが26フレームにより構成される。また、ブロックとブロックの間には、リンクセクションが配置される。リンクセクションは、データを記録または再生する時に、クロック同期をとるためのエリアとして機能する。

【0045】この発明は、上述したドライブにより記録された光ディスク (例えばDVD+RW) をROMドライブ (例えばDVD-ROMドライブ) により再生するために必要とされる、ファイナリゼーションの処理に関する。図9は、この発明によるファイナリゼーションの概念を示す。図9において、ウォブリンググループが形成されたリライタブルエリア中のユーザエリアには、ブロック単位でデータが記録される。

【0046】DVD-ROMドライブがDVD+RWをリードするためにアクセスするとき、コースシーク、ファインシークを何度か繰り返し、目標トラックに到達する。位置情報 (各セクタのデータID) を知るために、スピンドルサーボをかけてこのIDを読もうとするとき、若し、未記録状態だとサーボ情報としてのフレーム同期信号を得ることができず、スピンドルサーボが暴走状態になるとともに、IDが存在しないため、位置情報が得られない。従って、シークしたときには、常に必ず、記録済みのエリアに入ることが必要である。ディスク偏心等でシーク時、現在のトラックから期待されるトラックにジャンプしても、期待されるトラックからある程度はずれてしまうので、その範囲は、あらかじめダミーのデータ (ファイナリゼーションデータと称する) で埋めておくことが必要である。ファイナリゼーションデータは、データ自身が意味を持たないもの (例えば全て0のデータ) であるが、セクタ構造、ブロック構造は、上述したユーザデータと同一のものとされている。従って、ファイナリゼーションデータ中には、サーボ情報 (フレーム同期信号) および位置情報 (ID) が含まれ

ている。

【0047】図9の例は、ファイナリゼーションの結果、ユーザエリア中の記録済エリア、リードインエリア中のリライタブルエリア (テストゾーン、DMA等) 並びにリードアウトエリア中のリライタブルエリア (DMA) の前後にファイナリゼーションデータが記録されている状態を示す。ファイナリゼーションデータの記録量は、ドライブのシーク性能、ディスクの偏心量等に依存するが、一般的に数百トラックの幅にわたって記録される。

【0048】上述したファイナリゼーションを行うためには、どのブロックが記録済みで、どのブロックが未記録かを知る必要がある。リライタブルエリアの全ブロックに対して、1ブロック毎に1ビットを対応させたビットマップテーブルを作り、例えば記録済み (論理値の1) 、未記録 (論理値の0) と定義する。ライトコマンドを実行する度に、記録したブロックの対応ビットを1 (記録済み) に変えることによって、書き込み済みのブロックの情報を残せる。このビットマップをWB BM (Written Block Bit Map) と称する。

【0049】図1の構成において、コントローラ5からのライトコマンドに対応する情報をCPU21が受け取り、CPU21の制御の下でRAM23内にWB BMが形成される。そして、後述するような所定のタイミングにおいて、CPU21によりWB BMがRAM23から読み出され、コントローラ5を経由して、ユーザデータと同様の記録処理を受け、光ディスク1のリードインエリアの所定のエリアに記録される。また、ホストプロセッサ10 (またはドライブ) において、ユーザがファイナリゼーションの実行を指示すると、この指示がCPU21に送られ、最新のWB BMに基づいて、記録済のブロックの前後に所定量のファイナリゼーションデータの書き込みを実行するように、CPU21がドライブを制御する。

【0050】図10に示すように、WB BMは、テストゾーン、DMA等とともに、リードインエリア内に置かれる。記録位置は、リードインエリア中の30000h～31000hの間であれば、適宜設定できる。好ましくは、WB BMの前後にガードゾーンが配される。原理的には、一つのWB BMで機能するが、信頼性の向上、同一エリアへの書き込み回数を低減するために、複数のWB BM (WB BM-1～WB BM-N) を設けることは非常に有効である。相変化型のディスク媒体の場合では、ライト回数に限界 (約10万回) があり、同一のエリアに対してのみライト動作を行うと、媒体の寿命を短くする問題が生じる。

【0051】WB BMの構造の一例の詳細を以下に説明する。上述したように、1ブロックは、16セクタ (32Kバイト) なので、3Gバイト程度の容量を持つDVD+RWには、9～10万ブロックが存在する。1ブロ

ックに1ビットを対応させると12Kバイト前後のビットマップが必要になる。このビットマップに、管理情報を付加して、一つのW B B Mが形成される。W B B Mをディスクに対して記録する時には、ユーザデータの場合と同様に、積符号による符号化の処理と、フレーム化の処理がなされる。すなわち、1個のW B B Mにより1E C C ブロックが構成される。

【0052】図11に示すように、1個のW B B Mは、ビットマップデータに対して、管理情報として、W B B M識別子、リング番号、更新カウンタ、ゾーン情報が付加される。ビットマップは、バイト単位に配置され、ビットマップの右上コーナがE C C ブロック番号が1のブロックに関するビットとされる。そして、各バイト内で左側に向かってE C C ブロック番号が順次増加し、ビットマップの下側に向かってE C C ブロック番号が順次増加するように、各ビットが配置されている。図11には、最上段からN番目の位置のバイトが拡大して示されている。このバイトには、E C C ブロック番号が8Nのビットからこれが8N+7のビットまでが含まれている。0のビットは、そのE C C ブロックが未記録であることを示し、1のビットは、そのE C C ブロックが記録済であることを示す。

【0053】管理情報は、それぞれ1バイトであり、下記の内容を有する。

【0054】W B B M識別子：そのE C C ブロックがW B B Mであることを示す数値、例えば0C0Ch等の値。

【0055】リング番号：複数のW B B Mの内で何個のW B B Mを一組として扱うか、およびそのなかで何番目かを示す。

【0056】更新カウンタ：W B B Mを更新する毎に、インクリメントされる数値で、一組のW B B M群のなかで、最大の更新カウンタ値を持つものが最新のW B B Mと決定される。更新を行なう場合には、最小の更新カウンタ値を持つW B B Mを最新のW B B Mへ更新する。それによって特定のW B B Mへの書き込みの集中を防止することができ、ディスク媒体の劣化を防止できる。また、万一、最新のW B B Mにおいてデータ破壊が生じても、残りのW B B Mの中で、最大の更新カウンタ値を持つW B B Mの情報によって、破壊されたW B B Mを殆ど補償することができる。

【0057】ゾーン情報：実際にファイナリゼーションを行なうときに、全てのビットをチェックするのは効率的でないので、リライタブルエリアの全エリアを複数のゾーンに分け、各ゾーンに属する全てのブロックの書き込みが終了すると、そのゾーンについては、全ブロックが記録済みであることを示すフラグをたてる。一度このフラグがたつとそのゾーンはファイナリゼーションの対象外になる。

【0058】なお、信頼性向上のために図12に示すよ

うに、全く同じ内容のW B B Mを複数個書くようにしても良い。この場合には、全てのW B B Mが更新の度に書き換えられる。

【0059】図13は、複数のW B B M (W B B M-1, W B B M-2, ..., W B B M-N) によるリング構造を示す。各W B B Mの更新カウンタは、例えば0の値に初期化されている。最初に、W B B M-1を更新すると、その更新カウンタの値のみが1とされる。次に、W B B Mを更新する時には、W B B M-2が更新され、W B B M-2の更新カウンタの値のみが2とされる。さらに、次にW B B Mを更新する時には、W B B M-3が更新され、W B B M-3の更新カウンタの値のみが3とされる。このように、W B B Mを更新する時には、更新カウンタの値が最小のW B B Mを更新する。若し、更新カウンタの値が同じW B B Mが存在する時には、W B B M番号が最小のものを更新する。それによって、更新カウンタの値が最大のものが最新のW B B Mと決定することができる。

【0060】W B B Mは、最新のものでなくても、すなわち、記録済みビットが、若干欠落していても、有効な情報に成りうる。すなわち、W B B Mから未記録と判断されたE C C ブロックに対してファイナリゼーションデータを書込む前に、チェックがなされるので、そのE C C ブロックに関するビットが誤っていても、ファイナリゼーションデータを書き込み、記録済のデータを破壊することができない。そこで、複数のW B B Mを持ち、更新時に、上述したように、旧いW B B Mから書き換えていけば、直近のW B B Mが複数個残る。更新カウンタの値が大きいほど新しいと定義すれば、ドライブがスピンドル時にW B B Mを読むときに、最新のW B B Mを決定できる。

【0061】リング構造をW B B Mが持つことによる有利な点は、下記に示す。

【0062】特定のW B B Mへの書き込み回数を1／(W B B Mのリング数)に減らせるので、媒体の劣化を低減できる。

【0063】W B B M書き込み中にドライブの電源O F F 等の異常が生じても、その前のW B B Mが残っているので、それを最新W B B Mとして使用できる。

【0064】また、同一内容のW B B Mを複数個生成する方法（多重書き（図12参照））も可能である。この方法は、最も簡単な、停電対策である。この方法の場合、一般には、更新カウンタは全てのW B B Mで同じになるはずであるが、若し、異なるものがあれば、更新中に電源O F F 等が起きたと推定できる。この場合、更新カウンタの数値が大きいW B B Mが最新のものである。さらに、リング構造と多重書きの方法を併用するようにしても良い。

【0065】W B B Mの他の例について図14を参照して説明する。図14Aに示す例は、上述したW B B Mと

ペアでユーザーデータマップ（ユーザWB BMと称する）を持つようにしたものである。WB BMは、ブロック単位で記録済／未記録を示すもので、記録済のブロックに記録されているデータがユーザデータか、ファイナリゼーションデータかを区別することができない。ユーザWB BMは、ユーザデータの書き込みを行ったブロックに対して1のビットをたてるように形成されたものである。従って、ファイナリゼーションデータを書き込んだブロックに関してのビットは、0である。

【0066】ユーザWB BMを持つことは、一度、ファイナリゼーションを行なったDVD+RWをDVD-ROMドライブで再生した後、再度DVD+RWドライブで書き込みをする場合に有利である。この場合、再度DVD+ROMドライブで、使うためには、再度、ファイナリゼーションが必要である。WB BMは、ユーザデータのビットマップとファイナリゼーションデータのビットマップを合成したもの、すなわち、全ての記録済みブロックを示すものであるので、WB BMからは、ユーザーデータとファイナリゼーションデータの区別できない。結果として、不必要に、ファイナリゼーションデータの周辺に更に、ファイナリゼーションデータを書き込むことになる。ユーザWB BMとWB BMを持つことによって、不要なファイナリゼーションデータの記録を回避することができる。

【0067】ユーザーWB BMの持ち方には、図14Aに示すように、ユーザーWB BMとWB BMをペアで持つ方法に限らず、図14BにおいてWB BM'として示すように、ビットマップ上で1ブロックに対応する部分を2ビットとし、未記録ブロック、ユーザーデータの記録ブロック、ファイナリゼーションデータの記録ブロックを区別するようにしても良い。このように、ユーザデータとファイナリゼーションデータとを区別できるビットマップを持つことによって、より効率的なファイナリゼーションが可能である。

【0068】DVD+RWのリードインエリアの所定のエリアに対して、最初にWB BMを書くのは、この媒体のフォーマットの時である。ブランク媒体のフォーマット時に、サーティフィケーションを行なわないときは、ユーザーエリアは全て未記録とし、サーティフィケーションを行なうときでは、全てのユーザーエリアは記録済になる。また、再フォーマットのときは、ユーザーエリアに記録済のデータが残るので、既存のWB BMを継続して使用する。

【0069】DVD+RWをドライブに挿入した時に、WB BMがドライブのメモリ（図1中のRAM23）に読み込まれる。図15は、媒体挿入時の処理のフローチャートである。図15のステップS1において、媒体がドライブに挿入され、ステップS2において、スピンドルアップすると、リードインエリア内のDMA、WB BMを再生する。最初のWB BMを読み（ステップS3）、W

BM中の管理情報であるリング番号を調べる（ステップS4）。WB BMがリング構造の場合では、複数のWB BMがあるので、全てのWB BMを読み出し、全てのWB BM内の更新カウンタを読む（ステップS5）。そして、全てのWB BMの更新カウンタの値を比較して、最大の更新カウンタの値を持つものを、メモリ上に残す（ステップS6）。サーティフィケーション済み、もしくは、既に全面にわたって書き込み済みになっていたら、WB BMをメモリ上に残したり、WB BMを更新する必要がない。この判断は、ドライブのCPUが行い、判断結果と対応してフラグが制御される。

【0070】次に、ライトコマンドを実行する時にメモリ上のWB BMを書き換える処理を図16のフローチャートを参照して説明する。ここでは、簡単のため、ユーザWB BMがない場合の処理を説明する。この処理は、スピンドルアップ時に、WB BMの管理が必要と判断された媒体に関してなされる。ライトコマンドが受け付けられ（ステップS11）、ステップS12でライトコマンドの実行が終了したとき（記録が1ブロック全体に行なわれたと判断されるとき）、書き込んだブロックに対応する、WB BMのビットを見る（ステップS13）。このビットが0であるかが決定される（ステップS14）。

【0071】ビットが1の場合は、そのブロックが記録済を意味するので、そのビットを更新することが不要であるため、処理が終了する。若し、そのブロックに対応するビットが0（すなわち、未記録）の場合は、メモリ上のWB BMのブロックに対応するビットを1にセットする（ステップS15）。そして、メモリ上でWB BMが更新されたことを示すフラグ（WB BM更新要求フラグと称する）をたてる（すなわち、このフラグを1とする）。所定のタイミング（媒体のイジェクト時、フラッシュキャッシュ時、若しくは、バックグラウンド時）で、時々、媒体上のWB BMを更新し、更新の終了後にWB BM更新要求フラグをクリアする。フラッシュキャッシュは、ライトコマンドが来た時に、データを一旦ライトキャッシュにため、複数のライトコマンドをまとめて実行する処理である。バックグラウンドは、ドライブのCPUが比較的忙しくない状態である。

【0072】図17は、所定のタイミングで実行される、WB BMを更新する処理を示すフローチャートである。ここでは、WB BMがリング構造を有している。WB BM更新要求フラグが1のとき、WB BMの更新がなされる（ステップS21）。まず、メモリ上のWB BMの更新カウンタの値を+1する（ステップS22）。

【0073】そして、ステップS23において、前に読み出したWB BMの次の媒体上のWB BMをメモリ上のWB BMによって更新する。この処理は、媒体上の複数のWB BMのうち、最小の更新カウンタの値のWB BMに対応するリング番号をセットし、最小の更新カウンタの値を持つWB BMをメモリ上の最新WB BMで置き替え

るものである。更新処理が終了したので、ステップS 2 4において、W B B M更新要求フラグをクリアする。

【0074】書込みを行ったD V D + R Wの媒体をD V D-R O Mのドライブで再生可能とする時では、ユーザがファイナリゼーションの実行を指示する。ドライブがこのファイナリゼーションコマンドを受け取ったときの処理を図18のフローチャートを参照して説明する。ステップS 3 1において、ファイナリゼーションコマンドを受け取ったとき、メモリ上のW B B Mによりディスク上のW B B Mが更新されるので、メモリ上のW B B Mは最新の状態を示している。勿論、媒体から最新のW B B Mを読み取るようにも良い。

【0075】次のステップS 3 2では、メモリ上のW B B Mを参照して、既に記録済（ビット=1）の部分の前後の一定範囲、例えば3 0 0 トラック相当ブロック数、の未記録ブロック（ビット=0）を全てリストアップする。リストアップされたブロックをB (0)、B (1)、B (2)…B (N-1)とする。ステップS 3 2では、変数Iが初期値（0）とされる。

【0076】次のステップS 3 3は、（I=N?）を調べるもので、（I=N）の場合では、全ての未記録ブロックに対してファイナリゼーションデータを記録したことを意味するので、W B B Mの更新処理（ステップS 3 4）がなされる。W B B Mの更新処理は、図17を参照して上述した通りである。

【0077】変数Iが0のブロックB (0)から順にB (N-1)まで、その周辺にファイナリゼーションデータを記録する。この場合、W B B Mから決定したファイナリゼーションデータを記録しようとするエリアが本当に未記録がどうかを検査する。W B B M上で未記録（ビット=0）とされている部分であっても、電源オフ等のトラブルのために、実際は、記録済の可能性が皆無ではない。若し、記録済であると、ファイナリゼーションデータを上書きすることにより、記録済のユーザデータが破壊される。これを避けるため、ファイナリゼーションデータを記録しようとするエリアに関して、リード動作を行なってみる（ステップS 3 5）。

【0078】そして、ステップS 3 6において、リード動作でデータが読めたか（OK）否か（若しくは記録不要）が決定される。データがリードできたか、記録不要であるならば、そのブロックB (I)が記録済（または記録不要）ブロックであるので、ファイナリゼーションデータが記録されない。データがリードできない時には、その未記録ブロックB (I)に対してファイナリゼーションデータ（ダミーデータ）を記録する（ステップS 3 7）。そして、ステップS 3 8において、Iをインクリメントする。次のステップS 3 9において、記録したブロックに対応するW B B M上のビットを1とする。

【0079】上述した未記録のチェックのためのリード、未記録が確認されたブロックに対するファイナリゼ

ーションデータの記録、Iのインクリメント、並びに対応するW B B M上のビットを1にする処理を全てのリストアップされた未記録ブロックに対して行なう。この後、ステップS 3 4において、記録したブロック、若しくは記録済と確認されたブロックに対応するW B B M上のビットを記録済（ビット=1）とし、メモリ上のW B B Mを媒体に書込む。

【0080】なお、図18に示すフローチャートでは、リストアップされた複数のブロックの1ブロックずつ処理しているが、リストアップされたブロックを全てリードしてみて記録済のチェックをした後、まとめてファイナリゼーションデータを書込むようにしても良い。この処理の方が効率的であり、インプリメンテーションに適している。

【0081】W B B Mは、上述したように、ファイナリゼーションを効率的に行うのに利用される。さらに、W B B Mは、リードモディファイライトの効率化に利用することができる。D V D - R Wは、ホストプロセッサからは、2 Kバイト（セクタ）単位で、アクセスされる。ドライブのバッファメモリも同様にアクセスされる。一方、ドライブが媒体に対して行うアクセスは、E C C ブロックの3 2 Kバイト単位である。例えば、2 Kバイトのリードコマンドを受け取ると、ドライブは、そのセクタを含むブロック（3 2 Kバイト）を読出して、ホストより要求されている2 Kバイトをホストに送出し、残り3 0 Kバイトは、捨てるに至る。

【0082】一方、ライトはもっと複雑である。図19に示すように、2 Kバイトをライトしようとすると、対応するブロックに、既にデータが記録されている場合、一度そのブロックを読出して、対応するセクタの2 Kバイトを、ホストからのライトデータと入れ替えて、3 2 Kバイトを再びもとのブロックにライトする必要がある。これをリードモディファイライトと称する。この場合、2 Kバイトをライトするために3 2 Kバイトリード、3 2 Kバイトライトを行なうことになる。一般に、このリードモディファイライトを避けるために、ドライブは、ライトコマンドを受け取ったとき、一旦、バッファメモリ（図1中のバッファメモリ6）にライトデータを蓄え、コマンドを終了したことにする。これを、ライトキャッシュという。

【0083】一般に、ホストコンピュータは、連続されたセクタをライトすることが多いため、ライトデータを蓄えていくうちに1ブロック分のデータが揃うことが起きる。この場合、データをまとめて3 2 Kバイトとし、リード動作を伴わず、ライトすることができる。複数ブロックの一括ライトももちろん可能である。しかしながら、2 Kバイト単独でライトされる場合も多いし、長いデータも最初と最後の部分でリードモディファイライトが必要である。

【0084】さて、リードモディファイライトするとき

に、そのブロックが未記録の場合がありうる。一般には、そのブロックを読出してみて、読めないと、信号レベル等の情報をもとに未記録であることを確認する。未記録である場合、ホストからのライトデータ以外の部分は、一般にオール0のデータで埋める。この場合、前もってそこが未記録であることが確認できれば、リードを行なうことなく、ライトを実行できる。単純に言えば、2倍のパフォーマンスになる。このようなりードモディファイライトの効率向上のためにW B B Mを利用することができる。

【0085】W B B M上で、記録済のブロックに関しては、2 Kバイト等の一部のセクタをライトする時には、リードモディファイライトすべきである。一方、W B B M上で、未記録のブロック（ビット=0）の場合、電源オフ等で、記録部分が未記録とされる可能性が皆無ではないが、殆どの場合では未記録である。このことを利用すれば、リードモディファイライトを行なわず、ライトデータ以外はオール0で埋めてライトすることができる。

【0086】多くのファイルシステムにおいて、媒体は、L B A（ロジカルブロックアドレス）が小さいほうから使われるのが普通である。従って、それまでに書込みが行なわれた範囲に続くエリアに対してライトが行なわれる可能性が極めて高い。また、サーティフィケーションなしで使われる媒体では、書込みが行なわれた範囲に続くエリアが未記録である可能性が非常に高い。

【0087】従って、W B B Mにおいて、書込み済エリアに隣接するエリアを前もって、リードしてみて、未記録であることを確認しておけば、そのエリアへのライトコマンドが来たとき、リードモディファイライトを行なわずに、直ちにライトすることができる。ドライブは、ホストからのアクセスがないときに、W B B Mをチェックし、記録済エリアに続く部分をリードし、未記録であることを確認する。これは、次のライトコマンドが来そうな比較的狭い範囲でよい。

【0088】このエリアへのライトコマンドを受け取ったとき（キャッシュ後も可）、未記録であることが確認されていたならば、リードモディファイライトを行なわず、ライトデータ以外の部分にオール0等をセットしてライトを行なう。勿論、ライト後にW B B Mが更新される。それによって、更に続くエリアに対して未記録か否かのチェックが行なわれることになる。

【0089】なお、上述したこの発明の実施形態に限らず、種々の変形が可能である。例えばD V D + R W以外の書き換え可能な、若しくはW O（ライトワنس）のディスク状記録媒体に対してもこの発明を適用することができる。また、アドレス情報をウォーリンググループ以外の形態で記録するディスクに対してもこの発明を適用できる。さらに、サーボ情報をC A V、C L Vの何れのための情報であっても良い。よりさらに、ファイナリ

ゼーションデータは、記録済のブロックの前および後の方に記録するようにしても良い。

【0090】

【発明の効果】この発明は、記録済／未記録を示すビットマップを持つので、ファイルシステムを分析する方法と比較して、ドライブ自体でファイナリゼーションを実行でき、また、ファイルシステムに依存しないファイナリゼーションを実行でき、さらに、ディレクトリー、ファイル数が多くても、効率的にファイナリゼーションを行なうことができる。

【0091】また、この発明は、実際に全てのブロックをリードして記録済／未記録を調べる方法と比較して迅速にファイナリゼーションを行なうことができる。さらに、サーティフィケーションを義務付ける必要がない。ファイナリゼーションにかかる時間は、サーティフィケーションより、かなり短いためユーザにとって効率的仕様である。

【0092】この発明におけるW B B Mをリング構造とすることにより、同一ブロックへのW B B Mの書き込み回数を低減でき、媒体の劣化を低減できる。よりさらに、記録済エリアに続くエリアを、バックグラウンド等で予めリードして、未記録であることを先にチェックしておき、そのエリアへのライトコマンドに対して、リードモディファイライトを避けて、パフォーマンスを向上させることができる。特に、フラッシュキャッシュ時や、ライトキャッシュディセブルやF U Aフラグ（そのライトコマンドでは、キャッシュをせずに、直ちにライトを要求するフラグ）がたったコマンドが使われるときは、非常に有効である。

【図面の簡単な説明】

【図1】この発明の一実施形態のドライブの構成を示すブロック図である。

【図2】この発明を適用できるディスク状記録媒体の各エリアの構成を示す略線図である。

【図3】この発明を適用できるディスク状記録媒体のウォーリンググループを示す略線図である。

【図4】この発明を適用できるディスク状記録媒体のウォーリンググループのフレーム構造を説明するための略線図である。

【図5】この発明を適用できるディスク状記録媒体のセクタフォーマットを示す略線図である。

【図6】この発明を適用できるディスク状記録媒体の32 Kバイトのフォーマットを示す略線図である。

【図7】この発明を適用できるディスク状記録媒体の32 Kバイトのフォーマットにおける外符号をインターリーブした状態を示す略線図である。

【図8】この発明を適用できるディスク状記録媒体のブロックの構成を示す略線図である。

【図9】ファイナリゼーションの説明に用いる略線図である。

【図10】W B B Mの記録位置の説明に用いる略線図である。

【図11】W B B Mのデータ構成の説明に用いる略線図である。

【図12】W B B Mの多重書きの説明に用いる略線図である。

【図13】W B B Mのリング構造の説明に用いる略線図である。

【図14】ユーザデータに関するビットマップを持つようにしたW B B Mの説明に用いる略線図である。

【図15】媒体をドライブに挿入する時になされる処理の説明に用いるフローチャートである。

【図16】ライトコマンドを実行する時になされる処理\*

\*の説明に用いるフローチャートである。

【図17】W B B Mを更新する処理の説明に用いるフローチャートである。

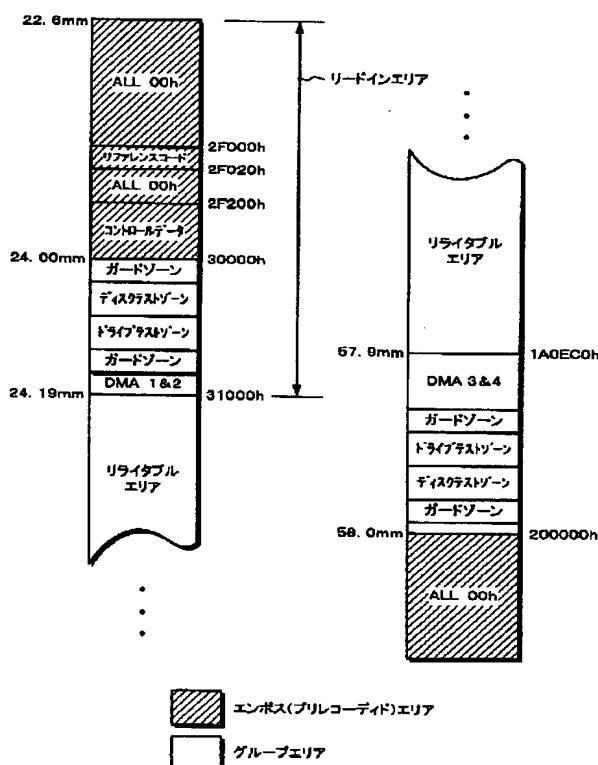
【図18】ファイナリゼーションの処理の説明に用いるフローチャートである。

【図19】リードモディファイライトの説明に用いる略線図である。

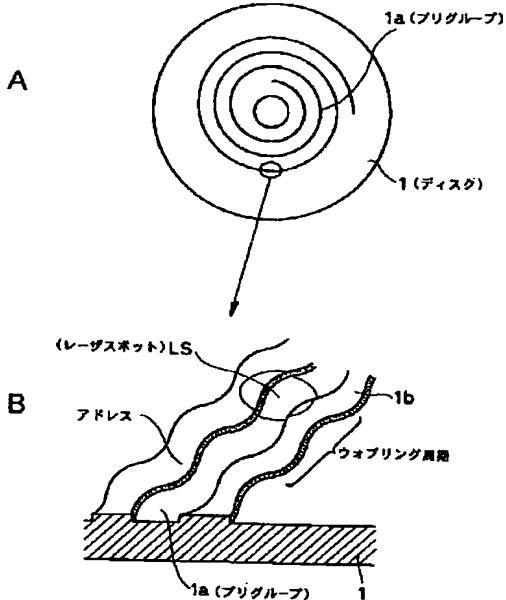
【符号の説明】

1 … 書き換え可能な光ディスク、1a … ブリグ  
ループ、2 … スピンドルモータ、3 … 光ピック  
アップ、6 … バッファメモリ、21 … C P U、  
23 … R A M

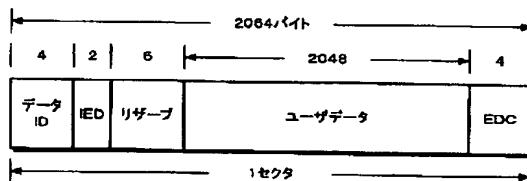
【図2】



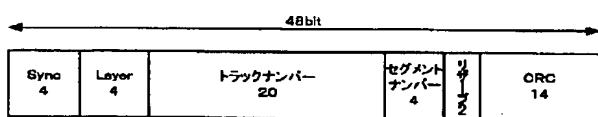
【図3】



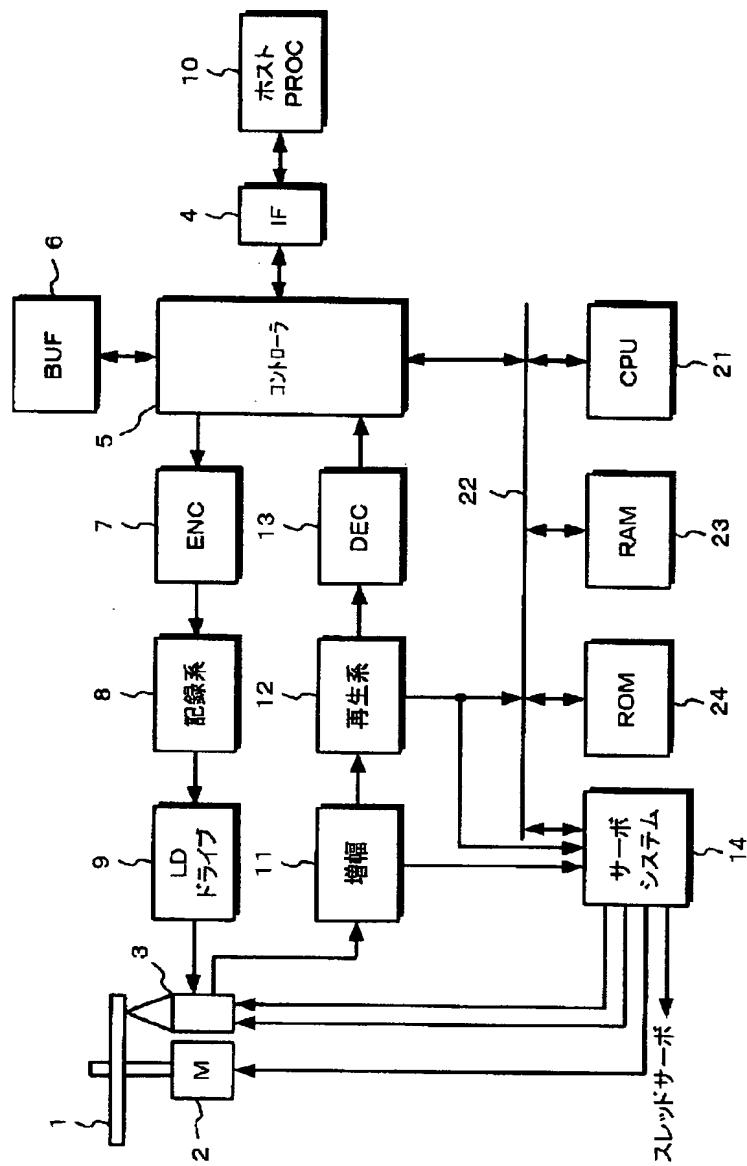
【図5】



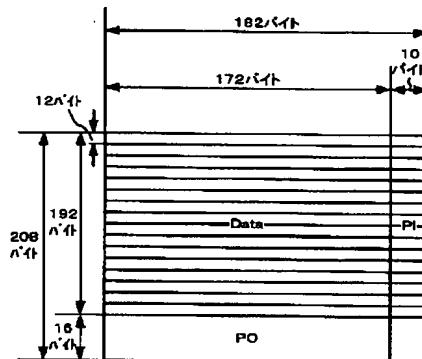
ワオブリングアドレスフレーム構造



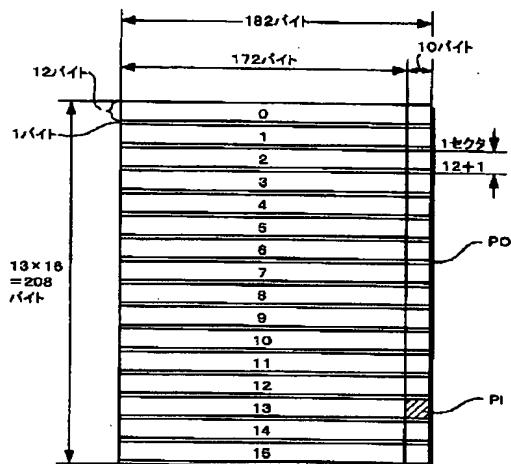
【図1】



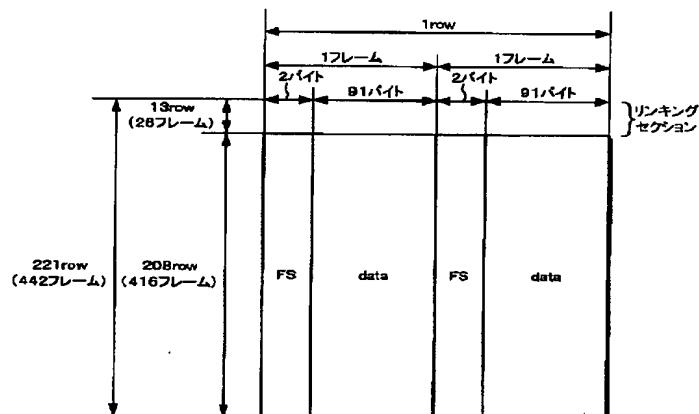
【図6】



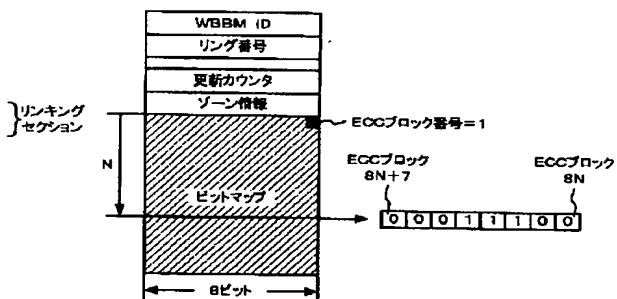
【図7】



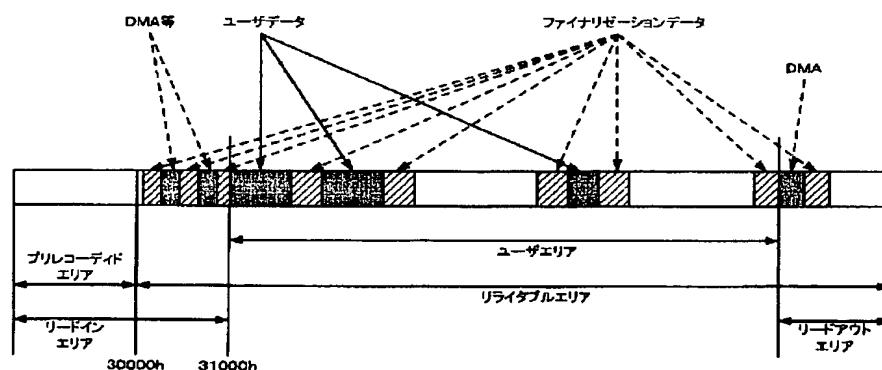
【図8】



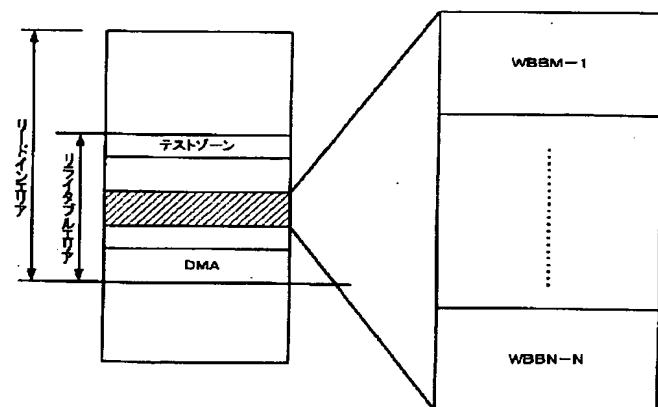
【図11】



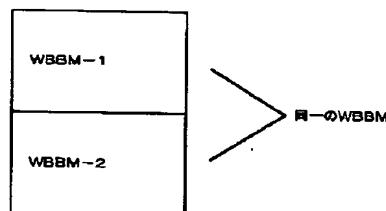
【図9】



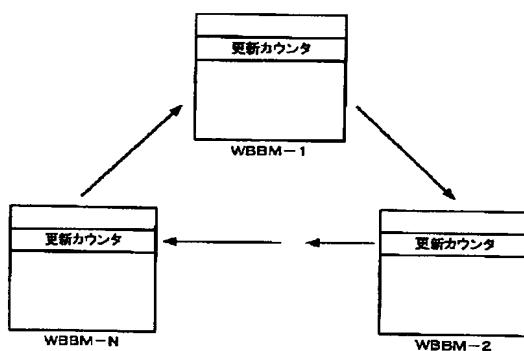
【図10】



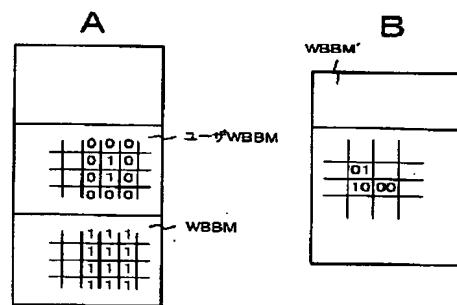
【図12】



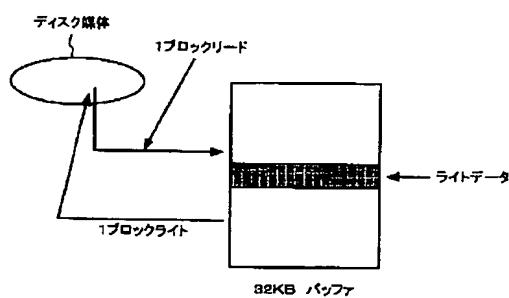
【図13】



【図14】

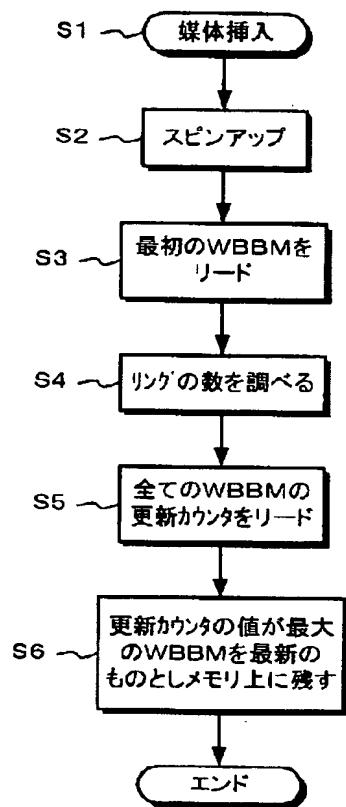


【図19】



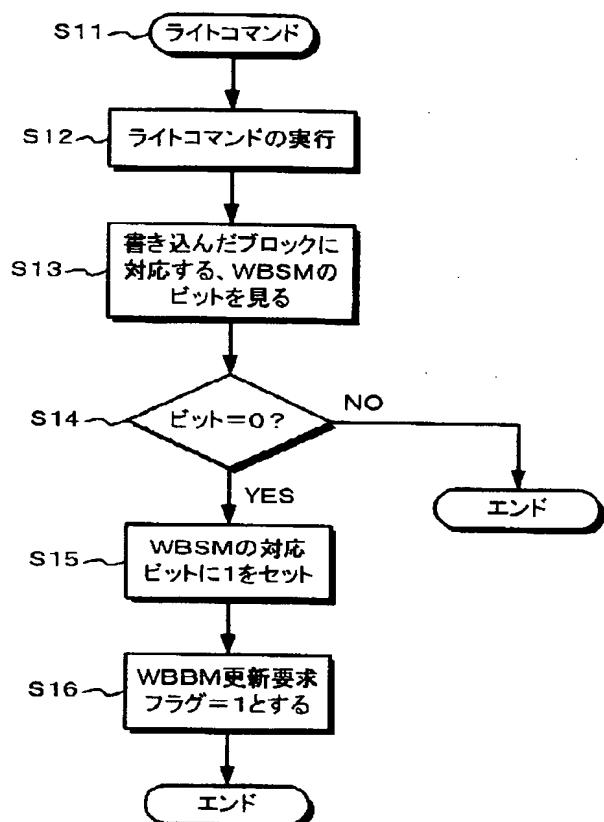
【図15】

## 媒体挿入時の処理



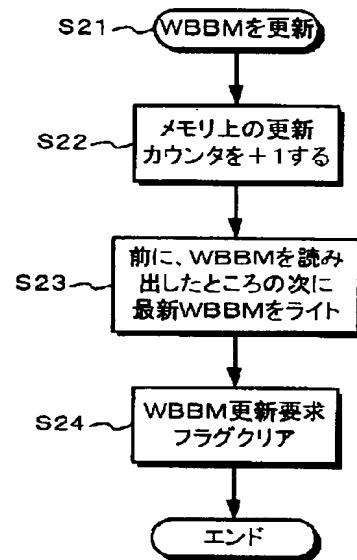
【図16】

## ライトコマンド時の処理



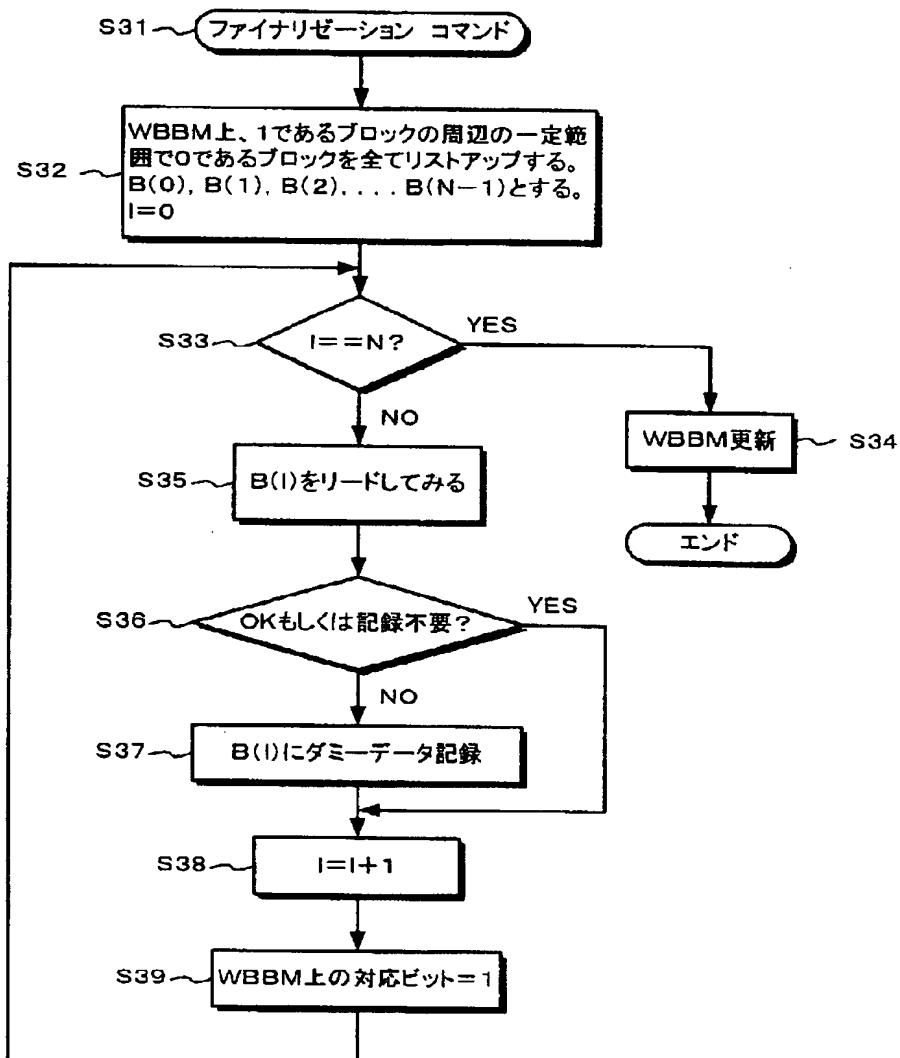
【図17】

## WBBMの更新



【図18】

## ファイナリゼーション



**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning  
Operations and is not part of the Official Record**

**BEST AVAILABLE IMAGES**

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- BLACK BORDERS**
- IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- FADING TEXT OR DRAWING**
- BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- SKEWED/SLANTED IMAGES**
- COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- GRAY SCALE DOCUMENTS**
- LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- OTHER:** \_\_\_\_\_

**IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.**

**As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.**